



Searching PAJ

第1頁・共1頁

Cite No. 15.

PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11) Publication number : 07-074780

(43) Date of publication of application : 17.03.1995

(51) Int.Cl.

HO4L 12/56

(21) Application number : 02-108459

(71) Applicant : INTERNATL BUSINESS MACH CORP (IBM)

(22) Date of filing : 12.04.1991

(72) Inventor : BARZILAI TSIRDORI P; CHEN MON-SONG; KADABA BHARATH K; KAPLAN MARG A

(30) Priority

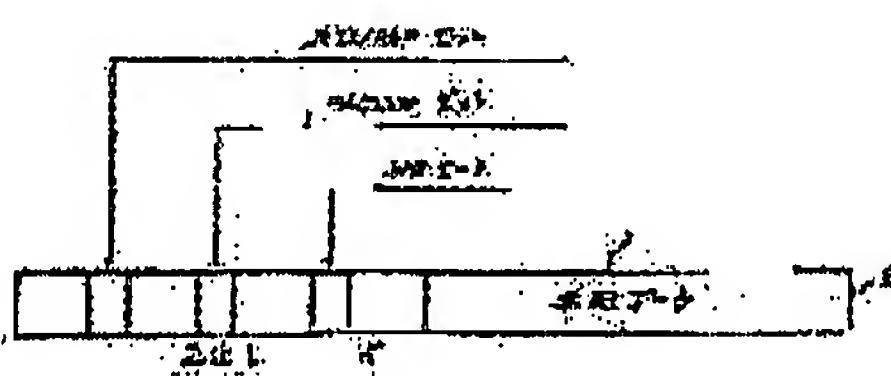
Priority number : 90-527809 Priority date : 22.05.1990 Priority country : US

(54) METHOD AND DEVICE FOR ADJUSTING WINDOW SIZE OF PACKET TRANSMISSION NETWORK

(57) Abstract:

PURPOSE: To obtain a dynamic adjusting method by which a window can be adjusted to a desired size in one time of repetition in a packet transmission network by predicting the best window reducing amount (or enlarging amount).

CONSTITUTION: The window size at a session between a transmitter and receiver which communicate with each other through the link of a packet communication network is dynamically adjusted. In order to adjust the window size, a pacing request signal consisting at least of one bit indicating the size of a window immediately after windows each containing pacing requests in one packets is transmitted to the receiver. Each packet is constituted of an information data field 2 and a heading 4 and the heading 4 is used by a communication protocol for assisting packet processing. In addition, a pacing credit is shared between selected sessions in the period in which the packets must be transmitted.



(11)日本国特許庁 (JP)

(12) 公開特許公報 (A)

(11)特許出願公報番号

特開平7-74780

(43)公開日 平成7年(1995)5月17日

(51)Int'l:
H04L 12/56識別記号
H04L 12/56
3077-6X

F 1

H04L 12/56

技術表示番号
102 C

表示請求 有 基本項の数16 FD (全 16 FD)

(31)出願番号 600453-108459

(22)出願日 平成3年(1991)4月12日

(33)登録特許番号 527609

(35)発効日 1990年5月28日

(36)発効国全般 国 (U.S.)

(71)出願人 32000531
インターナショナル・ビジネス・マシンズ・コーポレーション

INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORPORATION

アメリカ合衆国10504, ニューヨーク州

アーモンク (米国なし)

72)発明者 ツィボラ、バーチャ、パルシラ

アメリカ合衆国ニューヨーク州、ミルヴァニア、ビドン、ホロー、レーン、122

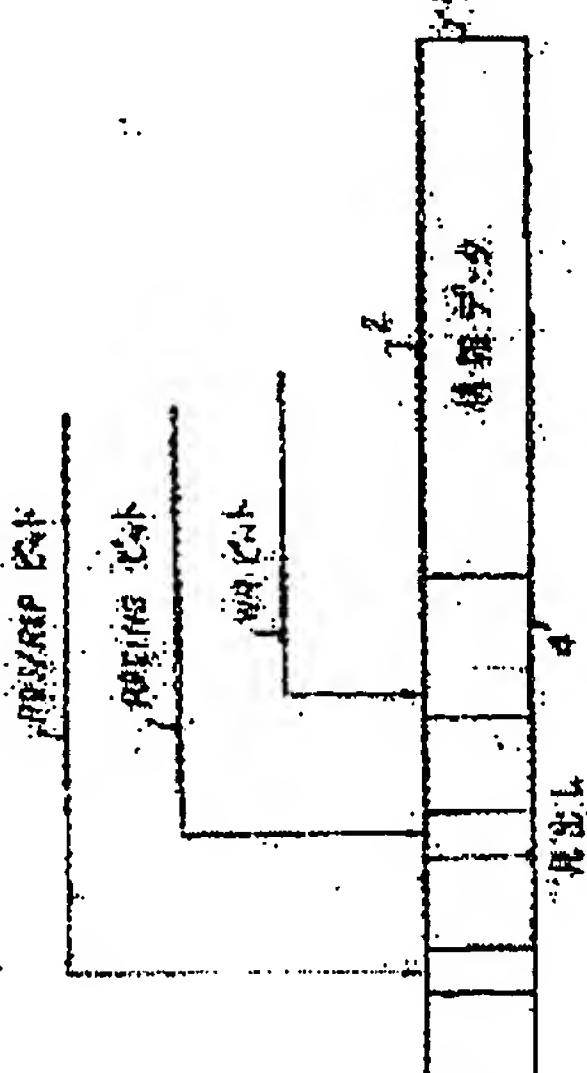
(74)代理人 赤坂 勝也 (GTS)

(50)【発明の名前】 パケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整方法並びに装置

(51)【要請】

【目的】 所属のウィンドーサイズになるまで最少回数の反復でパケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズを動的に調整すること。

【構成】 パケット伝送ネットワークのリンクを介しての送信装置と受信装置間のセッションにおけるウィンドーサイズを動的に調整するための方法並びに装置であつて、最少回数の反復により最適ウィンドーサイズを決定する動的ウィンドーサイズ調整方法である。また、その間にこのネットワークを介してパケットを伝送する多数のセッション間で接続合せケレジットを共有する。送信すべきパケットを持じないセッションは共用ケレジットプールに接続合せケレジットを送り、その相歩調合せケレジットは送信すべきパケットを有するセッションに配分される。



(2)

特許第7-74730

2

【請求項3】

【請求項1】パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側のセッションにおけるウィンドーサイズを調整する方法であつて、

上記送信側および受信側のセッションにおいて送信されるべき次のウィンドーの、上記送信側が次のウィンドー内を送信しうるパケットの数である、サイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信側に送る段階を有し、

上記次のウィンドーサイズ(W_S)はそれが計算されるべきときに $Q_L = 0$ であり且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバル内で受信されなかつたとき前のウィンドーサイズを減少させることにより決定され、かくしてウィンドーサイズ(W_S)が次式

$$W_S = m_B X (W_m, CNT - Q_L + B)$$

(但し、 CNT は、上記受信側から受信側に伝送されるべき第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが上記受信側受信された後に上記受信側から上記送信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記受信側から上記受信側で受信されるパケットの数、 Q_L はこのネットワークの他のノードへの要求の伝送のために上記受信側の待ち行列に記憶されるパケット数、 W_m は最小ウィンドーサイズを示すため特定されたパラメータ、 B は同じく予め定められたパラメータである)で決定され、

上記次のウィンドーサイズは、この次のウィンドーサイズが計算されるべきときに $Q_L = 0$ であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバル内で受信されたとき上記次のウィンドーサイズが CNT と W_m (但し、 W_m は予め特定されたパラメータである)の間の値となるならば前のウィンドーサイズを拡大することにより決定される。

パケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整方法。

【請求項2】パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側のセッションにおけるウィンドーサイズを調整する方法であつて、次のウィンドーについて、上記送信側が上記セッションのこの次のウィンドーにおいて送信しうるパケット数である次のウィンドーサイズの要求を示す歩調合せ要求を上記受信側に送信する段階、及びこの歩調合せ要求に応答して、上記受信および受信側の上記セッションにおいて示送されるべき上記次のウィンドーのサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信側に送信する段階を有し、

上記次のウィンドーサイズは上記次のウィンドーサイズ(W_S)が計算されるべきときに $Q_L = 0$ または $Q_L = 1$ であり、しかも歩調合せ要求が特定の時間インターバル内で受信されなかつた場合に上記第1ウィンドーのサイズは減少することにより決定され、しかも次式

ドーサイズが次式

$$W_S = m_B X (W_m, CNT - Q_L + B)$$

(但し、 CNT は上記送信側から受信側に伝送されるべき第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが上記受信側で受信された後に上記受信側から上記送信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信側から上記受信側で受信されるパケットの数、 Q_L はこのネットワークの他のノードへの要求の伝送のために上記受信側の待ち行列に記憶されるパケット数、 W_m は最小ウィンドーサイズを示すため特定されたパラメータ、 B は同じく予め定められたパラメータである)で決定され、

上記次のウィンドーサイズは、上記次のウィンドーサイズが計算されるべきときに $Q_L = 1$ であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバル内で受信されたなら前に前のウィンドーサイズを増加することにより決定され、 W_m を予め特定されたパラメータとしたとき CNT と W_m の間の値となる、

パケット伝送ネットワークにおけるウィンドーサイズの調整方法。

【請求項3】パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側のセッションにおけるウィンドーサイズを調整する方法であつて、

第1ウィンドーが送信されている間に、上記送信および受信側のセッションにおいて伝送されるべき、上記セッション中の上記第1ウィンドーの送信までにこの第1ウィンドーの伝送との間の時間内に他のウィンドーを送信することなくこのセッション中に伝送される第2ウィンドーが、上記送信側がその第2ウィンドーに就する歩調合せララるパケット数であるサイズ(W_S)を示す歩調合せレスポンスを上記送信側に伝送する段階を有し、

上記第2ウィンドーの上記サイズはそれが計算されるべきときに $Q_L = 0$ または $Q_L = 1$ であり、且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバルにおいて上記受信側で受信されなかつた場合に上記第1ウィンドーのサイズは減少することにより決定され、しかも次式

$$W_S = m_B X (W_m, CNT - Q_L + B)$$

(但し、 CNT は上記送信側から受信側に伝送されるべき第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが上記受信側で受信された後に上記受信側から上記送信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信側から上記受信側で受信されるパケットの数、 Q_L はこのネットワークの他のノードへの要求の伝送のために上記受信側の待ち行列に記憶されるパケット数、 W_m は最小ウィンドーサイズを示すため特定されたパラメータ、 B は同じく予め定められたパラメータである)で決定され、

上記第2ウィンドーの上記サイズは、それが計算されるべきときに $Q_L = 1$ であり且つ歩調合せ要求が上記特定

(3)

特許平7-76780

3
の時間インターバル内で受信されたならば、上記第1ウインドーのサイズを拡大することにより決定され、 W_m を予め特定されたパラメータとしたときCNTと W_m の間の値となる。
パケット伝送ネットワークにおけるウインドーサイズの調整方法。

【請求項4】パケット伝送ネットワークにおいて、このネットワークのリンクした送信側および受信側間のセッションにおけるウインドーサイズを調整する方法であつて、第1ウインドー内で第2ウインドーについての、上記送信側が上記セッションの上記第2ウインドー内で传送し得るパケットの数であるサイズについての要求を示す歩調合せ要求を上記受信側に伝達する段階、及び第1ウインドーが送信中であつて且つ上記歩調合せ要求に応じて、上記セッションにおいて伝達されるべき、上記第1および第2ウインドーの伝送間の時間内に他のいずれのウインドーも伝達せずに上記セッションにおける上記第1ウインドーの伝送後に上記セッションにおいて伝送される上記第2ウインドーの、上記送信側が第2ウインドーにおいて送信し得るパケットの数であるサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信側に伝達する段階を有し。

上記第2ウインドーの上記サイズ(W_S)はそれが計算されるべきときに $Q_L = 0$ または $Q_L = 1$ であつて且つ上記歩調合せ要求が特定の時間インターバルにおいて上記受信側で受信されなかつたならば上記第1ウインドーのサイズを複数することにより決定され、従つて、式 $W_S = \max(W_m, CNT - Q_L + B)$

（但し、 CNT は上記送信側から受信側に伝達されるべき第1パケットに必要な時間でこの第1パケットが上記受信側で受信された後に上記送信側から受信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信側から受信側で受信されるパケットの数、 Q_L は上記受信側の送信待ち行列内に記憶されるパケットの数、 W_m は最小ウインドーサイズを示すため特定されたパラメータ、 B も予め特定されたパラメータである）で決定され。

上記第2ウインドーのサイズはそれが計算されるべきときに $Q_L = 0$ であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバルにおいて上記受信側で受信された場合に上記第1ウインドーのサイズを増加させることにより決定され、従つて W_m を予め特定されたパラメータとしたときCNTと W_m の間の値となる。

パケット伝送ネットワークにおけるウインドーサイズの調整方法。

【請求項5】パケット伝送ネットワークにおいて、そのネットワークのリンクの送信側および受信側間のセッションにおいてウインドーサイズを調整する方法であつて、

夫々が1個のパケット内の、歩調合せ要求を含むウイン

14

20

30

44

50

4.

ドーのすぐ後のウインドーについてウインドーサイズ要求を示す少くとも1個のビットである歩調合せ要求を上記送信側に伝達する段階。

夫々が上記歩調合せ要求の夫々に応答しそして夫々の歩調合せ要求を含む1つのウインドーにすぐ続く夫々のウインドーについてウインドーサイズを示す、パケット内の少くとも1個のビットである歩調合せレスポンスを上記送信側に伝達する段階。

上記送信側から上記受信側に、夫々が上記送信側により上記歩調合せレスポンスの夫々との受信に直ちに続く次のパケットにおいて伝達されて上記歩調合せレスポンスの夫々の歩調合せレスポンスの実績を示す肯定応答ビットを伝達する段階、及び上記肯定応答ビットの実績により、夫々がこれら肯定応答ビットの夫々の並びにより決定され、そして上記歩調合せレスポンスの内の、上記歩調合せ肯定応答ビットの実績後に上記送信側に伝達される次の歩調合せレスポンスであるべき1個に含まれるべきウインドーサイズを決定する段階を有し。

上記ウインドーサイズ(W_S)は $Q_L = 0$ または $Q_L = 1$ であつて上記受信側で最終に受信されたパケットが上記歩調合せ要求の1個を含まないを式

$$W_S = \max(W_m, CNT - Q_L + B)$$

で決定され、そうでない場合はCNTと W_m の間の値とされる（但し、上記ウインドーサイズの夫々の決定について $Q_L = 0$ は上記歩調合せ要求が特定の時間インターバルにおいて上記受信側で受信されなかつた場合である）のである。夫々が受信された時であつてこの決定応答ビットを含むパケットが上記送信側の待ち行列に記憶される前に、この待ち行列に記憶されるパケットの数であり、CNTは上記応答する肯定応答ビットの並びとその前に受信される最後の歩調合せ要求の並びとの間のインターバルにおいて上記送信側から受信側に伝達されるパケット数であり、 W_m はこのセッションにおいて使用しようとする特定された最大および最小のウインドーサイズであり、 B は予め特定された定数である）。

パケット伝送ネットワークにおけるウインドーサイズの調整方法。

【請求項6】パケット伝送ネットワークのリンクを介して通信する送信装置と受信装置との間のセッションにおけるウインドーサイズを調整するための装置であつて、上記送信装置と受信装置との間のセッションにおいて伝達されるべき次のウインドーの、上記送信装置が次の1つのウインドー内で伝達し得るパケットの数であるサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信装置に伝達するための伝信手段、及び上記次のウインドーサイズ(W_S)を決定する決定手段を有し。

上記ウインドーサイズが計算されるべきときに $Q_L = 0$ または $Q_L = 1$ であり且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバル内で受信されなかつた場合に前のウインドーサイズを減少させることによって計算され、式

$$W_S = \max(W_m, CNT - Q_L + B)$$

(4)

特開平7-74750

5

に從ってこの前のウインドーサイズが包絡算されたサイズとなり（但し、CNTは上記送信側から受信側に伝達されるべき第1パケットに必要な時間をこのパケットが上記受信側で受信された後に上記送信側から受信側に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信側から受信側で受信されるパケットの数、Q1はこのネットワークの側のソードへの将来の伝送のために上記受信側側に行方不明記憶されるパケット数、W_uは最小ウインドーサイズを示すため特定されたパラメータ、Bは同じく予め特定されたパラメータである）。

上記次のウインドーサイズはそれが計算されるときQ1=0であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバルにおいて発信された場合に前のウインドーサイズを増加することによって決定され、そしてW_uを予め特定されたパラメータとしたときCNTとW_uの間の値となる。

パケット通信ネットワークにおけるウインドーサイズの調整装置。

【請求項1】パケット通信ネットワークのリンクを介して通信を行う送信装置と受信装置間のセッションにおけるウインドーサイズを調整するための装置であって、上記送信装置が上記セッションにおける次のウインドー内で送信しうるパケットの数であるその次のウインドーサイズについての要求を示す歩調合せ要求を上記受信装置に伝達する手段。

この装置合せ要求に応じて上記セッションにおいて送られるべき次のウインドーのサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信装置に送る手段、及び上記次のウインドーサイズ(W_u)を決定する手段を有し。

この次のウインドーサイズは、上記ウインドーサイズが計算されるべきときにQ1や0またはQ1=0であって且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバル内で受信されなかつた場合に上記第1ウインドーのサイズを減少させることによつて決定され、そして式

$$W_u = \max(W_u, CNT - Q1 + B)$$

に従って減少され（但し、CNTは上記送信装置から受信装置に伝送されるべき第1パケットに必要な時間とこのパケットが上記受信装置で受信された後に上記送信装置に送られるべき第2パケットに必要な時間の和であるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信装置から受信装置で受信されるパケットの数、Q1はこのネットワークの側のソードへの将来の伝送のために上記受信装置の側に行方不明記憶されるパケット数、W_uは最小ウインドーサイズを示すため特定されたパラメータ、Bも予め特定されたパラメータである）、上記次のウインドーサイズはそれが計算されるべきときにQ1=0であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバル内に上記受信装置により受信された場合に上記第1ウインドーサイズを増加することにより決定され、W_uを予め特定されたパラメータとしてCNTとW_uの間の値となる。

6

値となる、パケット通信ネットワークにおけるウインドーサイズの調整装置。

【請求項2】パケット通信ネットワークのリンクを介して通信する送信装置と受信装置との間のセッションにおけるウインドーサイズを調整するための装置であつて、第1ウインドー内で第2ウインドーについての、上記送信装置が上記セッションの上記第2ウインドー内で伝達しうるパケット数であるサイズについての要求を示す歩調合せ要求を上記受信装置に伝達する手段。

上記第1ウインドーの送信中であつて且つこの歩調合せ要求に応じて上記セッションにおいて伝達されるべき、上記第1烏上記第2ウインドーの伝送用の時間内に個のいずれのウインドーも伝達せずに上記セッションにおける第1ウインドーの伝送後に上記セッションにおいて伝達される上記第2ウインドーの、上記送信装置が上記第2ウインドーにおいて送信しうるパケットの数であるサイズを示す歩調合せレスポンスを上記送信装置に伝達する手段、及び上記第2ウインドーのサイズ(W_u)を決定する手段を有し。

この第2ウインドーサイズはそれが計算されるときQ1=0またはQ1=0であり且つ歩調合せ要求が特定の時間インターバルにおいて上記受信装置で受信されなかつた場合に上記第1ウインドーのサイズを減少させることによつて決定され、そして式

$$W_u = \min(W_u, (W_u, CNT - Q1 + B))$$

で決定され、（但し、CNTは上記送信時間から受信装置に伝達されるべき第1パケットに必要な時間との第1パケットが上記受信装置で受信された後に上記受信装置から送信装置に送られるべき第2パケットに必要な時間の前のものであるラウンドトリップ遅延時間中に上記送信装置から受信装置で受信されるパケットの数、Q1はこのネットワークの側のソードへの将来の伝送のために上記受信装置の側に行方不明記憶されるパケット数、W_uは最小ウインドーサイズを示すため特定されたパラメータである）、上記第2ウインドーのサイズはそれが計算されるべきときにQ1=0であり且つ歩調合せ要求が上記特定の時間インターバル内に上記受信装置により受信された場合に上記第1ウインドーサイズを増加することにより決定され、W_uを予め特定されたパラメータとしてCNTとW_uの間の値となる。

パケット通信ネットワークにおけるウインドーサイズの調整装置。

【請求項3】パケット通信ネットワークのリンクを介して通信する送信装置と受信装置との間のセッションにおけるウインドーサイズを調整するための装置であつて、失々が1個のパケット内の、歩調合せ要求を含むウインドーのすぐ後のウインドーについてウインドーサイズ要求を示す少なくとも1個のパケットである歩調合せ要求を上記受信装置に伝達するための手段。

(5)

特許平7-74780

7
 先々が上記歩調合せ要求の先々に応答しそして先々の歩調合せ要求を告び一コのウインドーにすぐ続く先々のウインドーについてウインドー・サイズを示す、パケット内の少くとも1個のピットである歩調合せレスポンスを上記歩調合せ要求の手段、
 上記送信装置から受信装置に、先々が上記送信装置により上記歩調合せレスポンスの先々の受信に直ちに続く次のパケットにおいて送信されそして上記歩調合せレスポンスの先々の歩調合せレスポンスの受信を示す肯定応答ピットを伝送する手段、及び上記肯定応答ピットの受信により先々がこれら肯定応答ピットの先々の期間により決定されそして上記歩調合せレスポンス内の、上記先々の肯定応答ピットの受信後に上記先信装置に伝送される次の歩調合せレスポンスであるべき1個に含まれるべきウインドー・サイズを決定する手段を有し、
 上記ウインドー・サイズ (W.S) は Q.L + 1 または Q.L + 1 であって受信装置で最後に受信されたパケットが上記歩調合せ要求の1個を含まないときに式

$$W.S = \max (W_0, C.N.T - Q.L + B)$$

で決定され、そうでない場合には C.N.T と W_0 の間の間となり、上記ウインドー・サイズの先々の決定について Q.L は上記肯定応答ピットの対応する組が受信された時であってこの肯定応答ピットを含むパケットが上記受信装置の待ち行列に記憶される前に、この待ち行列に記憶されるパケットの数であり、C.N.T は上記対応する肯定応答ピットの受信とその前に受信される最後の歩調合せ要求の受信との間のインターバルにおいて上記歩調合せ装置から受信装置に伝送されるパケット数であり、W_0 と W_0 はこのセッションにおいて使用するため確定された最大および最小ウインドー・サイズであり、B は未定された定数である。

パケット通信ネットワークにおけるウインドー・サイズの決定方法。

【請求項10】 パケット伝送ネットワークにおいて、パケットが伝送されるべき複数のセッションの内の選ばれたセッションにおいて歩調合せクレジットを共用する方法であって、

該セッションに対応する送信キューが伝送すべきパケットを記憶しているかどうかを決定するために上記セッションの先々をポーリングする手段、

上記選ばれたセッションの先々について、上記先々の選ばれたセッションに対応する送信待ち行列が上記先々の選ばれたセッションがポーリングされるときに送信すべきパケットを記憶していないとき、共用クレジットプール内の少くとも1個の歩調合せクレジットを記憶する手段、及び上記共用クレジットプールに記憶された歩調合せクレジットを、送信用のパケットを記憶した対応する送信待ち行列に与する上記選択されたセッションのそれらに配布する手段、

を有するパケット伝送ネットワークにおける歩調合せク

レジットの共用方法。

【請求項11】 前記選択されたセッションの先々について歩調合せクレジットが先々のセッションについての歩調合せカウントが第1の選ばれた値 W' より大であるときのみ前記クレジットプールに記憶されるごくなった請求項10の方法。

【請求項12】 前記選択されたセッションの先々について、それが第2の選択された値より小さい歩調合せカウントを有するときのみ前記共用クレジットプールに記憶された歩調合せクレジットが先々の選ばれたセッションに配布される、請求項10に記載の方法。

【請求項13】 前記セッションの先々は2つのモードのいずれかであり、これらモードの一方は歩調合せクレジットが前記共用クレジットプールから記憶もされずまたそこへ送られることもない専用スケジューリングモードであり、他方のモードは歩調合せクレジットが上記共用クレジットプールに送られまたそれから記憶し専用スケジューリングモードであり、そして上記共用スケジューリングモードにおいて前記セッションの内の前記選択されたセッションである少くとも1つのセッションを有する請求項10に記載の方法。

【請求項14】 前記専用スケジューリングモードにおける前記セッションの内の第1のセッションは上記セッションのいずれも上記第1セッションの2つの連続するスケジューリング間の時間および第1セッションの後者のスケジューリングの時間においてパケットを送信しないときと上記共用スケジューリングモードに変化し、上記セッションの第2セッションはそれが前記共用クレジットプールから記憶される場合をクレジットを受けることなくパケットを送信することが出来るとして上記共用モードから上記専用モードに変化する請求項13に記載の方法。

【請求項15】 パケット伝送ネットワークにおいて、パケットが伝送されるべき複数のセッションの内の選ばれたセッションにおいて歩調合せクレジットを共用させるための装置であつて、各セッションに対応する送信キューが伝送すべきパケットを記憶しているかどうかを決定するため上記セッションの先々をポーリングする手段、

上記選ばれたセッションの先々について、上記先々の選ばれたセッションに対応する送信待ち行列が上記先々の選ばれたセッションがポーリングされるときに送信すべきパケットを記憶していないとき、共用クレジットプール内の少くとも1個の歩調合せクレジットを記憶する手段、及び上記共用クレジットプールに記憶された歩調合せクレジットを、送信用のパケットを記憶した対応する送信待ち行列に与する上記選択されたセッションのそれらに配布する手段を備えたパケット伝送ネットワークにおける歩調合せクレジットの共用方法。

【発明の詳細な説明】

(a)

特許平7-74780

10

【0001】
【発明の利用分野】本発明は一般にパケット伝送ネットワークのリンクを介して送信装置と受信装置間のセッションにおけるウィンドーサイズを効的に調整する方法に関する。さらに詳細には、本発明は最少数のやり返しでウィンドーサイズを調整する方法に関する。本発明はまたパケットがパケット伝送ネットワークを介して伝送されるべき期間に多数のセッション間で誤認させクリケットを共用する方法に関する。

【0002】
【従来の技術及び課題】プロトコルはコンピュータネットワークにまたがるパケットの入りと出力を制御する機能である。その目的はデッドロックを防止するためにネットワークの資源、リンクバンド幅およびノード知能の資源の利用を達成し、さらにユーザに対しアエアであることをある。データの送信側とそのネットワーク内に対応する受信側の間のウィンドーサイズを合わせてこれら目的を達成するまでの手一式メントにしばしばなるものである。ウィンドーは送信されたかまたは肯定回答のないパケットの数を規定する。SNAは本発明により改善される。以降で「基本PRQ/PRS」スキームと呼ぶウィンドー歩調合せメカニズムを使用する。

【0003】「基本PRQ/PRS」スキームは後記の参考文献(1)に示されるように他の歩調合せメカニズムと同様にはそれよりすぐれた性能を有する。PRQ/PRSスキームでは送信側がウィンドーの開始毎により多くの歩調合せクリケット(パケット伝送を行つための許可)を要求し、そして受信側はそれが歩調合せ要求を含むパケットを合ただすべき前の前のパケットを通過した後に歩調合せクリケットの新しいウィンドーを許可する。

【0004】このプロトコルは2つの単純メッセージで、すなはち歩調合せ要求(PRQ)と歩調合せレスポンス(PRS)、の交換を介して行われる。PRQ/PRSスキームの特徴は、常時送信側が3以上の歩調合せクリケットウインドーを有するよとがなく、受信側がキーするべき3個以上のパケットウインドーを有しないことである。

【0005】歩調合せは二つの方法で行うことが出来る。その一つは「エンドツーエンド」法であり、ソースと宛先ノードのみが歩調合せに用いられ、他方は「ホップバイホップ」法であり、すべてのノードがノードに入り先は出るパケットの歩調合せに含まれる。これらの内でホップバイホップ法は次の二つの点でより信頼性が高い(文献2)。

【0006】1.「ホップバイホップ」プロトコルでは潜在的に混在するスポットに際接するノードは直接で反映出来、そしてその問題を解消または遅延を軽減することが出来る。この限りはこの方法は、ネットワーク内の「混雑」に対する反応に大きな遅れ(エンドツー

エンドラウンド)よりシグナル遅延時間にはばく比擬する)を必要とする「エンドツーエンド」プロトコル法におけるよりも信頼性が高い。

【0007】2.ホップバイホッププロトコルではリンクの特異性(端末リンクの長い伝送遅れのようなもの)は局所ホップに対し分離しある。

【0008】この「リンク分離」特性はネットワークの設計を著しく容易にする。例え局所ホップバイホッププロトコルを有するネットワークでは一つのノードのホップアラートはそのソードを通過する伝送回路のすべてのバスではなく、付属するリンクによってのみ決まる。

【0009】テッドロック問題を扱うには2つの方法がある。その一つは迷惑となつたらパケットを落し、後にそれを再送するものである。この方法はテッドロック問題を解決するが、「リプロック」すなはち再送の系統的なり返しに当たるものである。また、この方法ではパケットドロップは有効スループットがりとなるようになる(文献2)。同様ではあるがドロップパケット歩調合せメカニズムを減らしリプロック確率を常にさせようとすることは困難である。それ故、ドロップのパケット歩調合せ法は実務に適応し、また充分なものでないために競争しない。

【0010】他の方法は歩調合せクリケットが許可されるときパッファを立ち消滅するものである。夫々の適応に送信されたパケットについて手を割り当てた1つの受信パッファがあるから、パケットはドロップされる必要がない。このポリシーに適合する特定の方法のリストはパッファグラス(BC)法である(文献3)。BC法ではパケットとパッファはいくつかのクラスにグループ化される。特にクラスのパッファはパッファプールを共用する。数個のパッファが提案されている。セッション型(文献4, 5)、バス型(文献5)、ホップカウント(文献7)がそれである。パッファグラス法はテッドロックおよびサブロックがないためかから非常に豊富なものである。

【0011】パッファ使用の有効利用を可能にしネットワークを介してのパケット遅延を削減するためには、ホップバイホップパッファクラス歩調合せ法のウインドーサイズを固定することは望ましくない。適応ウィンドー歩調合せ法が米国特許第4,736,360号に示されている。これはセッション型(パッファ分類の一つのタイプ)ホップバイホップノードメカニズムを示している。この適応ウィンドー法は既述したセッションのウィンドーを減らしそして活性で選択のないセッションのウィンドーを増加するように設計される。セッションの状態は送信装置と受信装置での待ち行列の量に応じて変化する。混雑したセッションはその受信装置側に、或るしきい値より長い待ち行列を有し、活性でないセッションはその送信側に至る待ち行列を有する。大さの混雑中のウインドーサイズはただ増加または減少される。受信装置

40

40

40

(7)

特開平7-74780

32

誰は特定のセッションから余剰の赤字合せクレジットを請求するために送信側に別の格安パケットを送ることが出来る。

【0.0.1.2】P.R.Q./P.R.5泣のスループットはウインドーサイズの適正な設定が決まる。「ハイブを瓶詰としておく」ことの概念は文献【6】に示されるようにいくつつかのキューリングタの研究において認められている。文献【6】においては、ウインドーサイズは既...より大きい必要はないことが示されている（但し、 $W_m = 3 + ((\text{リンク速度} / \text{ラウンドトリップ遅延}) / \text{秒}) \times (\text{ラウンドトリップ遅延} / \text{秒})$ ）。ウインドーサイズの範囲、すなはち1から W_m はリンク速度とリンク伝送時間の組をして増加する。明らかにウインドー範囲が大きくなればウインドー調整はそれだけ困難になる。例えば、米国特許第4,736,369号明細書の図6においては開始枠をもつてウインドーを変化させるものであるから伝送環境では有効であるが高速では有効でない。例えばウインドーサイズを100から50に減少させたためにも図の反復を搭つことは受け入れ難い。

【0.0.1.3】上記の方法はウインドーサイズが伝送環境におけるように小さい（1～10）場合に都合であることは明らかである。ウインドーサイズが大きい（1～200）場合ネットワークではこの方法は（a）ウインドーサイズの調整に固定の値を用いるために応答が元気でないため、および（b）「余剰」の取扱合せクレジットの請求プロセス（パケット/フレーム/セッション）におけるオーバーヘッドが大きいために有効でない。

【0.0.1.4】米国特許第4,727,537号明細書はST LAN型コントローラ内でプロトコルを処理するための方法を開示している。この技術ではキャッシング偏号を示しており、これにより開始する送信および受信装置からのデータ伝送を統止する。

【0.0.1.5】米国特許第4,611,635号明細書は適応許可パケットの使用によりパケット切換ネットワークを介してのデータパケットのプロトコルを示している。この許可パケットはデータパケット群の伝送前にノードからノードに送られる。ノードはそのノードから伝送を待っているパケット群が予定のしきい値を超えるときこの許可パケットを捨てる。更に予定の時間内に許可も入りパケットが入らないとき一つの許可パケットが元のポートから再び送られるようにならうタイムアラートメカニズムも示されている。

【0.0.1.6】米国特許第4,677,616号明細書はバス送信局所ネットワーク、例えばデータネット、についてのプロトコルを示している。この方法はすべての送信ノード端点のバッファ占有度をモニタして呼び出しウインドーサイズを調整する中央システムコントローラを必要とする。このウインドー法は一つの呼び出しのウインドーサイズが新しい呼び出しセットアップがあるかあるいは現在の呼び出しが終了するまで割りまととなるから半回

定法である。

【0.0.1.7】米国特許第4,630,264号明細書は非同期分割多道化により1本の共用バスでの競合取扱プロトコルを開示している。2以上のステーションが競合しあるいは競合するステーションがない場合にウインドーサイズを変更するためのウインドー調整ルールが各ステーションに適用される。競合は競合期間のはじめに夫々の競合するステーションについて乱数を発生することにより解消され、そして1つのステーションの数が正しくそのウインドーにおいて分配されるまでそのウインドーを逐次的に変更することにより競合が実現される。競合が解消してしまうと、パケットの送信が可能となる。

【0.0.1.8】文献

【1】 R.Schatz, "Performance analysis of SCA virtual route passing control," IEEE Trans. Comm., Jan. 1982.

【2】 H-S. Chen and B. Radaba, "A class of efficient flow control schemes for computer networks," IBM Research Report, RC12041, August 1986.

【3】 A.Gressler, A. Iagelano, A. Kasser, and J. Henke, "Flow control based on buffer classes," IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-29, No. 4, 1981.

【4】 A.Burke, J.Gray, R.Green, I.Jaffe, and D.Preminger, "SCA networks of small systems," IEEE JSAC, Vol. SAC-3, No. 3, May 1985.

【5】 L.Tsien, "Routing and flow control in TDM BT," IEEE Trans. Commun., Vol. COM-29, No. 4, April 1981.

【6】 H-S. Chen, B. Radaba, and G. Grover, "Efficient hop-by-hop buffer class flow control schemes," in Proc. GLOBECOM '87, Tokyo, Japan, 1987.

【7】 A.Biemer, Ebenle, A.Koenig, and R.Pane, "Packet networks with deadlock-free buffer allocation-An investigation by simulation," GM report, Darmstadt, Germany, 1976.

【8】 K.Banerjee-Kumar and J.Jaffe, "A new approach to performance oriented flow control," IEEE Trans. Comm., Vol. COM-29, No. 4, April 1981.

【ひ0.1.9】
【誤差を削減するための手段】本発明の目的は所定のウインドーサイズになるまで専用の反復を用いてパケット伝送ネットワークに沿げるウインドーサイズを動的に調整することである。

【0.0.2.0】また本発明の目的はパケット伝送ネットワークを介してパケットを伝送する間の複数のセッション間で歩調合せクレジットを均等させるための方法および装置を提供することである。

【0.0.2.1】従って本発明はパケット伝送ネットワークのリンクを介して送信装置と受信装置の間のセッションにおけるウインドーサイズを調整するための方法と装置

(8)

特許第7-747,80

13

を提供する。本発明によれば、送信および受信装置のセッションにおいて送られるべき次のウインドーのサイズを示す歩調合せレスポンスが送信装置に送られる。次のウインドーのサイズは送信装置が次のウインドーにおいて送信しうるパケットの数である。次のウインドーのサイズは2つの条件のいずれかが満足されたとき前のウインドーサイズを減少することにより決定される。第1の条件は $Q_L = 0$ であり、 Q_L はこのネットワークの他のノードへの将来の伝送のために受信装置の待ち行列内に記憶されるパケットの数である。他方の条件は歩調合せ装置が特定の時間インターバル内に受信されなかつた後に $Q_L = 0$ となることである。これら2つの条件の内のいずれかが満足されると、ウインドーサイズは式 $WS = \max (W_m, CNT - Q_L + \delta)$ で決定される。
 CNT はラウンドトリップ遅れ中に送信装置から受信装置により受信されるパケット数であり、 W_m は最小ウインドーサイズを示す予定のパラメータであり、 δ は不定のパラメータである。ラウンドトリップ遅れは送信装置から受信装置に送られるべき第1パケットに必要な時間とこの第1パケットが受信装置に送信された後にその受信装置から送信装置に送られるべき第2パケットに必要な時間との和である。次のウインドーサイズを計算すべきときに $Q_L = 0$ であり歩調合せ要求が特定の時間内に受信されたならば、この次のウインドーサイズはそれが W_m を予定のパラメータとして $CNT + W_m$ の間の値として前のウインドーサイズを増加することにより決定される。

【0.0.2.2】従って本発明はパケットを伝送する期間の選ばれたセッション間に歩調合せクレジットを共用させるための方法と装置を提供する。これら歩調合せクレジットを共用するためには、各セッションに対応する送信待ち行列が将来の伝送用に記憶されたパケットを有するかどうかを決定するためのポーリングをセッションが行う。一つのセッションのポーリングがあると対応する待ち行列に伝送用に記憶されたパケットがない場合には、少なくとも一つの歩調合せクレジットが共用アレジットプールに記憶される。これら歩調合せクレジットは共用クレジットプールから、伝送用に記憶されたパケットを有する対応送信待ち行列を有するセッションのそれらに配布される。

【0.0.2.3】

【実施例】典型的ウインドー操作

まず、ネットワーク内の任意のセッションの伝送のキップについてのウインドー調整プロセスについて述べる。このプロセスはこのネットワーク内のすべてのセッションのすべてのホップにおいて適用されるものである。用語「ホップ」は3個の接続するノードおよびこれらノードを接続する手段を意味する。

【0.0.2.4】図1に示すように、このネットワークを流れるパケット10は2つり部分、すなわち情報データフ

14

ィールド2と見出し4で構成される。見出しはパケット処理を援助するための通信プロトコルにより用いられる。この見出しは種々のビットを有するが、下記ビットのみが本発明において用いられる。

【0.0.2.5】 $\circ RQS/RSP$ ビット：このビットはパケットがデータ要求（RQS）パケットかレスポンス（RSP）パケットかを示すために用いられる。送信側はユーザ情報を有するパケット毎にRQS/RSPビット=ONにセットする。RQS/RSPがONのとき、このビットは要求ビットまたはRQSビットである。受信側は要求を受信したことを示すためにRQS/RSPビット=OFFをセットする。RQS/RSPビットがOFFのときこのビットは歩調合せレスポンスビットまたはRWPビットとなる。

【0.0.2.6】歩調合せビット：送信装置は新しいウインドーをスタートさせるために歩調合せビット=ONにセットする。受信装置は新しいウインドーサイズと共にRSPビット（レスポンス）を受信装置にもどすとき歩調合せビット=ONをセットする。

【0.0.2.7】 $\circ PRO/PRS$ ：これらパケットはRQS/RSPおよび歩調合せビットの組合せで識別される。

【0.0.2.8】 $\circ PRO$ ：これは一つのウインドーの最初のパケットを要求するパケット（歩調合せ要求とも呼ぶ）であり、それ故歩調合せビットとRQS/RSPビットはONにセットされる。

【0.0.2.9】 $\circ PRS$ ：これはアロー演算アルゴリズムについて用いられるレスポンスパケットであり、それ故歩調合せビットがセットされる。情報フィールドにおいてこのPRSパケットは送信装置により使用されるべき新しいウインドーサイズを含む自身の情報を有する。

【0.0.3.0】 $\circ WR$ （受信されたウインドー）は各パケットの見出し内に、歩調合せレスポンス（PRS）の受信に続く第1パケット内に送信装置によりセットされるビットである。このビットはWR=ONを有する。言い換えるとWRは送信装置によるPRSの受信を「肯定」する。

【0.0.3.1】赤字の所見が最初の最初のウインドー調節法はウインドーサイズを変化させるべきときに1回の反復で改良のウインドーサイズを見い出す方法である。ウインドーは段階的に減少されないで、改良のウインドーを少しづつ正確に子測し1回でそれまで「縮少」する。ウインドーサイズを大きくなる場合にはこの方法はオーバーシュートするが、次の反復でこのオーバーシュートは矯正される。

【0.0.3.2】一つのセッションが前のウインドーを経て新たに新しいウインドーを受ける場合には、そのセッションはそのパケットが送信装置により十分高速で伝送されていないから大体するウインドーを有することにな

50

(a)

特開平7-74780

15.

る。同時に、後のウインドーのパケットが受信側で前のウインドーのパケットに追いつく場合にはそのウインドーサイズは、受信装置が充分高速でこれらパケットを順方向に送ることが出来ないために大きすぎることになる。要するに、所望のウインドーサイズは2つの量、すなわち(a)低い送信または受信速度および(b)ウインドーのターンアラウンドタイム(すなわち送信装置を出るPRDとそれに入る次のPRDとの間の時間)において大きくべきである。

【0033】受信装置側において：

●CNT：カウントはPRQ受信とWRパケット受信間インターバルにおいて1つのモードに入るパケットの数である。CNTは使って「ラウンドトリップ遅延」におけるパケット送信速度をサンプリングする。

【0034】●QL：持ち行列長は伝送待ち行列内のパケットの数である。受信装置ではQLとQLは受信パケットごとに増加し、QLは送信パケットごとに減少する。

【0035】送信装置側において：

●WW：WWはワーキングウインドーサイズを表す。送信装置が伝送するパケットの数である。WWは送信側に下す減少そしてPRSを受信しているときウインドーサイズ(WS)だけ増加する。

【0036】●NW：NWは許可された次のウインドーのサイズである。NWはPRSの受信時に示される新しいウインドー値により更新される。NWの値はQLが0以上であるかどうかおよび歩調合せビットがリセットである。

$$WS = \min(W_{\text{min}}, CNT - QL + B)$$

但し、 W_{min} は最小ウインドーサイズを示す命令のパラメータ、既定表取子である。 W_{min} はフローリミテーバーパケットを許容レベル内に維持するようにはされる。值 W_{min} とBは可調範囲のパラメータであり、実用的理由で用いられる。例えば10個のデータパケットについて1個の副駆パケット(例えばPRSパケット)があるように W_{min} とBは10と2であってよい。

【0038】持ち行列が空(202)のとき、歩調合せビットを検査する(204)。歩調合せ認証が歩合せビットにより示されない場合には、送信装置はそれが扱えるよりも大きいウインドーを着し、そして受信装置はロック203において再び新しい縮小されたウインドーの計算を行う。

【0039】以上、ウインドーサイズを縮小する方法を述べた。この目的は送信パケット速度に整合するウインドーサイズを与えることであるが受信ノードにおいてある数のパケットBを待つことを可能にする。次の考察はこの方法を明確にするものである。

【0040】零次のホップが無いものでない場合にはQ

$$WS = \min(W_{\text{min}}, CNT + \alpha W_{\text{min}})$$

但し $\alpha \leq 1$ 、すなわち α は0と1の間の値をとる既定パラメータである。

16.

*るかどうかにより、式1または2を用いて計算された結果の最終値である。

【0037】●LWR：LWRは郵路を統合せレスポンス(CPR)遅延以降にデータパケットが送信されなかったことを示すために用いられるフラグである。受信装置側アルゴリズム

このアルゴリズムは2つのパートを有する。第1パケットはパケットが次のホップについて待ち行列とされる前に処理され、第2は送信装置が次のホップで遅延のため

10 1つのパケットをデリバリーするとき処理される。第2はこのアルゴリズムのフロー図であり、以下にこの方法の恒久的部分を説明する。

パート1

図2において、第1パケットはブロック201でスヌートし、ブロック209で終了する。ノードにパケットが入る(201)と、受信装置は見出し部内のWRビットを検査する。このビットがセットされていない場合には、ウインドーサイズの範囲は不要があり、それ故このパケットは直接ブロック206に入り、局所パラメータを更新する。しかしながら、WRビットがセットされていれば次の要求についての正しいウインドーサイズが計算される。その結果が前のウインドーサイズについてと同一の値となることがある。ブロック203でQLを検査する。QLが0でない場合には前のウインドーサイズが大きすぎたことに在る。受信装置はブロック203において新しい縮小されたウインドーサイズ(WS)を次のように計算する：

$$WS = \min(W_{\text{min}}, CNT - QL + B)$$

もししながらBに追いものと見えることが出来、従ってウインドーサイズ(CNTで示される)が開港のラウンドトリップ遅延にはX整合し、パイプを満杯に保持する。

【0041】●次のホップが無いものとすればQLに新しいウインドーが W_{min} へと縮小されるように入さる。

【0042】●このセクションが既んどう記述であればこの新しいウインドーは W_{min} を越えて増加する必要がない。

【0043】●通常、ウインドーはいく分ずれるものであり、ライナータイプBは遅延ノルマーブリット取引を決定し、そのノードにおけるパッファの利用度を決める。

【0044】ブロック204において、待ち行列が空であって歩調合せビットがセットされている場合には、受信装置はその歩合せを増加する要求を出すことが出来、そして送信装置はより大きいウインドーを競争する。そのような場合にはウインドーサイズ(WS)は次のように増加される(205)：

$$WS = \min(W_{\text{min}}, CNT + \alpha W_{\text{min}})$$

【0045】受信装置はそのセクションにおける複数のトラヒックについての情報をもたないから、CNTとW

102

斯密平 7-74780

17

の間の弱いレインドーを「手型」しなければならない。しかしながらこの方法は、式(1)におけるウインドーの縮小がオーバーリアクションを常に超過を修正するから過度に対しても適応しない。それ故、ウインドーサイズを CNT から W_{∞} へと増加させる程など任意のピューリズティックは急速に「脱型」する。式(3)はその一例と見なべきである。

【0-046】任意の受信パケットについて受信する受信装置は待ち行列のサイズを増加させねばならない。しかしながら、CNTはリセットされるまで受信パケット毎に増加する。これは、接続合せビットがモットされるときリセットされる。かくして、任意の受信パケットについて、接続合せビットがONであれば、CNTは0にセットされる(2-0-6, 2-0-7)。しかしながら、接続合せビットがOFFであればCNTは1だけ増加される(2-0-8, 2-0-9)。粗略2-0-7または2-0-9後に受信パケットは待ち行列へ流れり。

卷一

送信待ち行列内のすべてのパケットは送信装置プロトコルのものとある。しかしながら、受信装置は、この待ち行列を出るすべてのパケットについて、確実にQ上を更新(210)し、接続合せセットを検査(211)する。接続合せセットがセットされると、WSからウインドーサイズをもつてRRを(接続合せレスポンス)パケットをつくり、それをそれ自体のホップの送信側へ送り渡す(212)ことは受信装置の責任である。

〔0.047〕上記の手順で計算された新しいウインドーサイズが受信側における使用可能な「無拘束」パケットバッファの数を超えることがありうる。その場合には、受信パケットバッファの過拘束を避けるために送信者は2つの数、すなわち使用可能な「無拘束」パケットバッファの数（これはW3より小さい）と上記手順により計算された「理想」的な新しいウインドーサイズ（W5）、を含む拡張歩調合せレスポンス（P.R.S.）を送る。歩拡張P.R.S.パケットは1つの数についてのみファイルされるデータを有する。送信装置がそのような拡張P.R.S.を得るとときは、問題のセッションについて使用可能な無拘束数を「新しいウインドー」として使用しうる。しかしながら、送信装置は後述する共用タレジットプール（S.C.P.）から歩調合せタレジットの同様の数を返すことにより理想的な新しいウインドー数の望まない「次のウインドー」を増加させることも出来る。

清高僧傳

図3において、送信装置のクローラルゴリズムは2つの独立した事象によりトリガ一される。待ち行列が送信すべきパケットを有する (SDI-307) かあるいはPSが受信装置から入ったか (3/8) である。パケット送信プロセスは $WW > 0$ の形で受信装置からの許可を実現する。この許可是ブロック30丁で検索される。WWが0より大であれば受信装置はそのパケットを待ち

10

16
アリからぬすしもしてワーキングサインドーナツが本
格的おもちゃ。12月23日

【0048】この減少されたワーキングウインドーサイズは次に歩幅合せレスポンスから入る最後のウインドーサイズの値と比較される(303)。このワーキングウインドーサイズが歩幅合せレスポンスから入るWSの最大値より小さければ、この歩幅合せビットはONにセットされる(304)。次にWRフラグが検査される(305)。このフラグがONにセットされれば待ち行列からはずされたパケットのW及ビットがONにセットされる(306)。上述のように、WRフラグをONにセットすることに送信装置に入った最終の歩幅合せレスポンス以来データパケットが伝送されなかつたことを示す。最後に、待ち行列をはずされたパケット(302)は送信装置に送られる(307)。待ち行列の表記あるいはウインドーサイズとは無関係に送信装置はPDSを選擇しラジオPDS号の範囲はブロック308を示す。NWのリセットはPDSがNWについて新しい値を有することを意味する。これは図1の階級の一部分である。

专用ウレギットブーム

図4は実用ケレジットプール(SCP)を有する洋管集
団の構造を示す。各セクションは各海団も行州(40
4、404'、404")、LWR、WWおよびNWを
示すためのビット(405、405'、405")とよ
びDPLBビット(406、406'、406")を維
持する。図7に示すセクションはI、9.0.2、…9.6を
示す。

[00049] 一つのセッションのON / IDLE ビットはそのセッションがアイドルである、すなわちこのビットは該セッションがアイドルであることを示すために用いられる。成る規則に従いそしてセッション間の送信順位を始めたる1つのスクジューラ (G1) がある。各つのスクジューラモードすなわち排他モードおよび共用モードがある。このスクジューラはまたスクジューリングモードをセットするためにレジスター、機械送信403を通過とする。

EO 050] 図5は送信装置がスクエアセッションについてのパケットを送り、あるいはそれから歩留合せカウントをためるプロセスを示す。このプロセスはプロック501における選択されたセッションでスタートする。このプロセスはそのセッションが空の待ち行列を示すかどうかのプロック502ににおける決定により各行づけられる。この待ち行列が空であり、そのセッションのIDLEビットがセットされていない(503)ならば、IDLEビットがセットされ(504)そしてWを越えるセッションの歩留合せカウントが次用カレジットプールに送られる(505, 506)。待ち行列が空でなくセッションが0でない歩留合せカウントを有する場合(507)には、データパケットがそのセッション自体の歩留合せカウントの1を用いて送られる(508)

(11)

特開平7-74780

19

8, 50.9)。このセッションが自体の歩調合せカウントを有しない場合には、スケジューリングが共用モードであればSCPからの歩調合せカウントを使用する。*

* $W' = 0$ のとき

20

* (5.10, 5.11, 5.12, 5.13)。W'はシステムパラメータであり、次のような値とするとよい。

【0.0.5.1】

Total receive buffer

11. Initial receive buffer

このプロセスはスケジュールされたすべてのセッションについて無限にくり返される。

【0.0.5.2】翌日はスケジュールモードの変更プロセスを示す。2つのスケジューリングモード、すなわち共用モードと別モードがある。別モードではセッションはデータパケットの送出についてそれ自体の歩調合せカウントを使用しなければならない。共用モードではIDL-E=1のセッションはデータパケットの送出にSCPからの歩調合せカウントを用いることが出来る。このプロセスは端末送信の初期化(6.0.1)および現在選択されているセッション(6.0.1)でスタートし、そして現在のスケジューリングモードで条件づけられる(6.0.

2)。このスケジューリングが別モードであれば、このプロセスは選ばれたセッションがデータパケットを送信するかどうか(6.0.3)を検査。このセッションがデータパケットを送る場合には、このモードは変更されず、そして最終送信が6.0.6において選択されたセッションを記録するために更新される。このセッションがデータパケットを送信しない場合には、最終送信→セッション(6.0.4)は選ばれたセッションの2つのスケジューリング間でセッションがデータパケットを送らないことを示す。これは、データパケットの送出にそれ自体の歩調合せカウントを用いるセッションがない場合である。このスケジューリングモードはこのとく共用モード6.0.5に切换えられる。

【0.0.5.3】このスケジューリングは1つのセッションがそれ自体の歩調合せカウントを用いてデータパケットを送ることが出来るようになると同時に共用から別モードに切换えられる。従ってスケジューリングが共用モードであれば、選ばれたセッションが(1)空空送信待ち行列(2)、IDL-EのOF下へのセット(6.0.8)および(3)非0歩調合せカウント(6.0.9)を有する場合にはスケジューリングは別モードに切换る(6.1.0)。

【0.0.5.4】IDL-E=0のセッションは、データパケットが新しいウィンドーを検するまではなむちそれが新しいPRSを受けけるまで共用スケジューリングモードでデータパケットを送るためにSCPからの歩調合せカウントを用いる。従って、IDL-EビットはPRSの受信により0にリセットされる。図7はIDL-Eビットのリセットプロセスを示す。このプロセスはセッションがPRSを受けたときトリガーされる(7.0.1)。次にIDL-EがOFFにセットされ(7.0.2)そしてPCがPRSに指定される値にセットされる(7.0.3)。

【0.0.5.5】SCP内の歩調合せカウントは过大になっ

10

11

てはならない。そうでないと受信装置はその受信バッファの割合を失うことになる。もどりクレジット(または単にRC)と呼ばれる建立した歩調合せメッセージ(1-PWM)がこの手順について考えられる。送信装置は通常スケジューリングが共用モードであるときのような適当な時点でRCを送信する。しかしながら、さむP内の歩調合せカウントが予定のしきい値を超えたならば、歩調合せクレジットの数どりが促進される。歩調合せカウントのいずれのもどし方法用いてもSCP内に或る他の歩調合せカウントを抑制することが望ましい。好適な値はW'である。図8はこのプロセスを示しており、適当な時点はスケジューリングが共用モードにあるときである。このプロセスはSCPがしきい値より多くの歩調合せカウントを累積したかどうか(8.0.1)により条件づけられる。多く累積していればどりは直ちに(SCP-W')歩調合せカウントをもつRCを送信し(8.0.2)そしてSCPをW'にリセットする(8.0.3)ことにより促進される。このしきい値を超えない場合には、(SCP-W')歩調合せカウントを有するRCは、(1)SCPがW'より多い歩調合せカウントを有しそして(2)時が適当である、すなわちスケジューリングが共用モードであるときのみ送られる(8.0.5)。また、RCが上記2つの条件下で送られるときはSCPがW'にリセットされる(8.0.7)。このプロセスは歩調合せカウントがSCPに加算されあるいは共用スケジューリングモードにおけるように時が過量であれば活性化される。

【技術の概要を説明】

【図1】RQS(要求) / RSP(レスポンス)ビット、歩調合せビットおよびWR(受信ウインドー)ビットを有するパケットの構成図。

【図2】受信装置について本発明で使用されるアルゴリズムのフローチャート。

【図3】送信装置について本発明で使用されるアルゴリズムのフローチャート。

【図4】共用クレジットプールを有する送信装置の構成を示す図。

【図5】送信装置がパケットを送りあるいは歩調合せカウントを集めるプロセスの概略図。

【図6】共用および別モード間の初期プロセスを示すフローチャート。

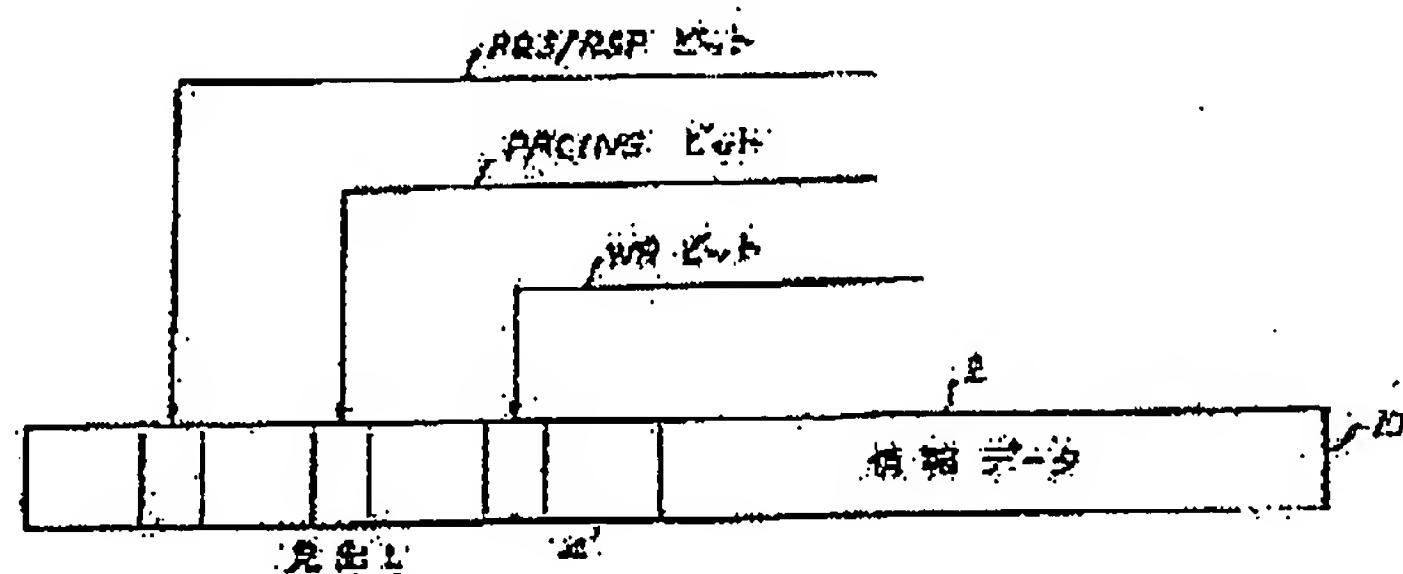
【図7】送信装置による歩調合せレスポンスの受信によるアイドルビットと歩調合せカウントのセッティングを示す図。

【図8】チャネル内の歩調合せカウントが过大となつたと

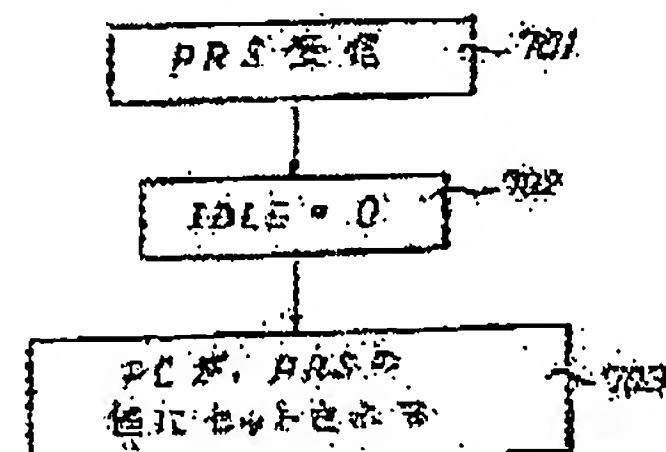
50

(12) 設置番号 7-74780
 21
 22
 き共用グレジットプールからの交換合セグレジットのも
 どレプロセスを示すフローチャート。
 【序号の説明】
 1. 情報データフィールド
 2. 見出し部
 3. パケット

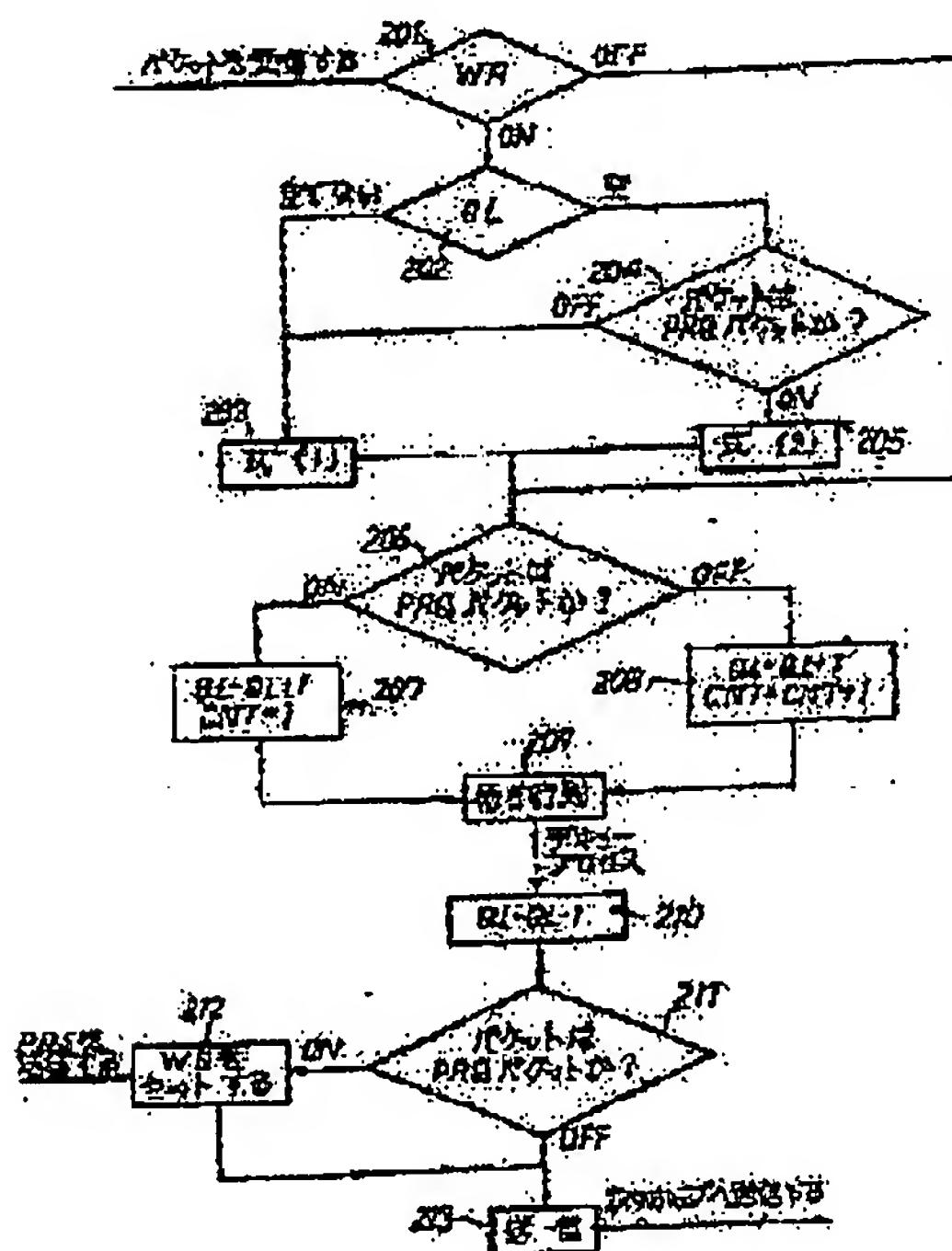
【図1】



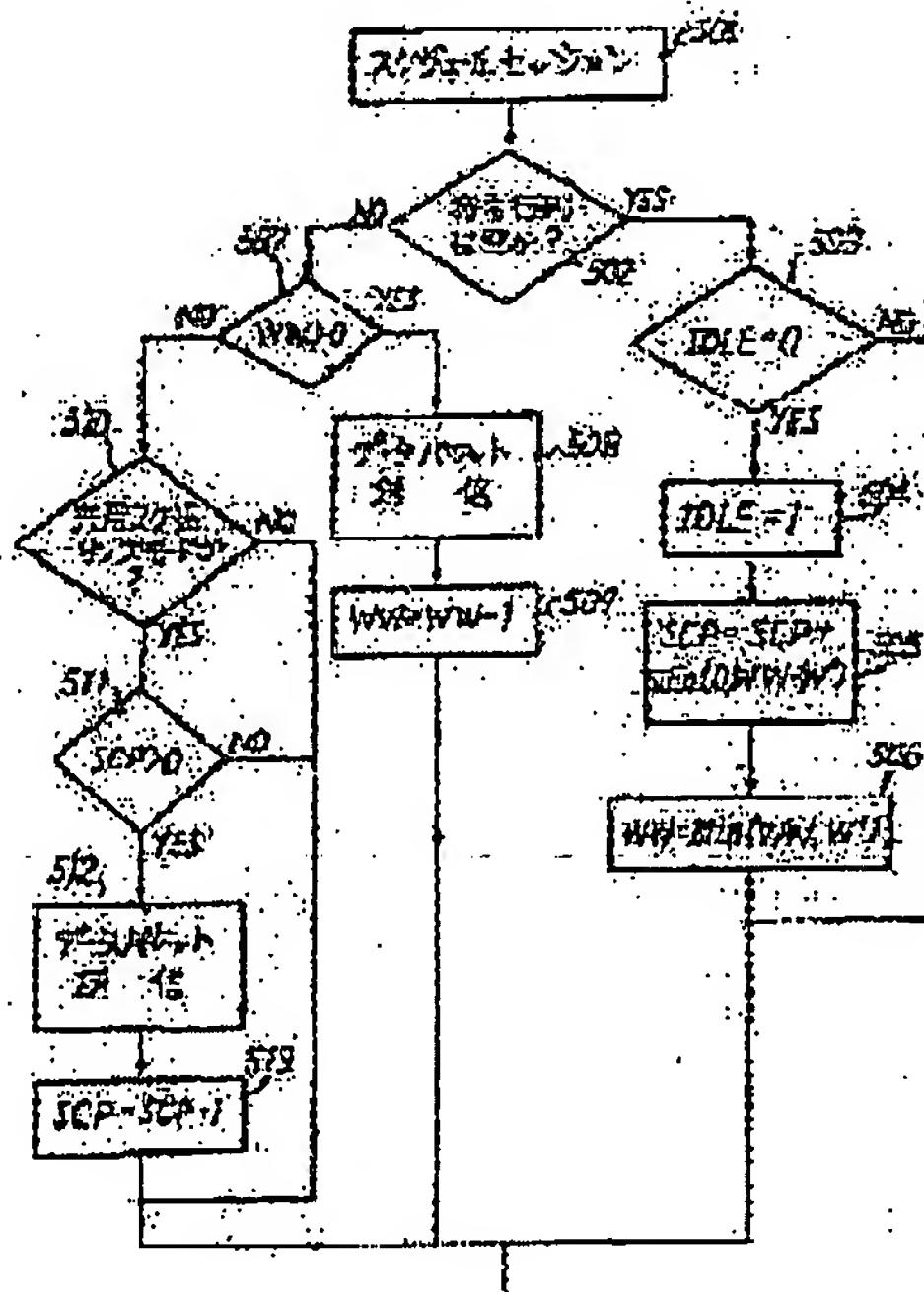
【図7】



【図2】



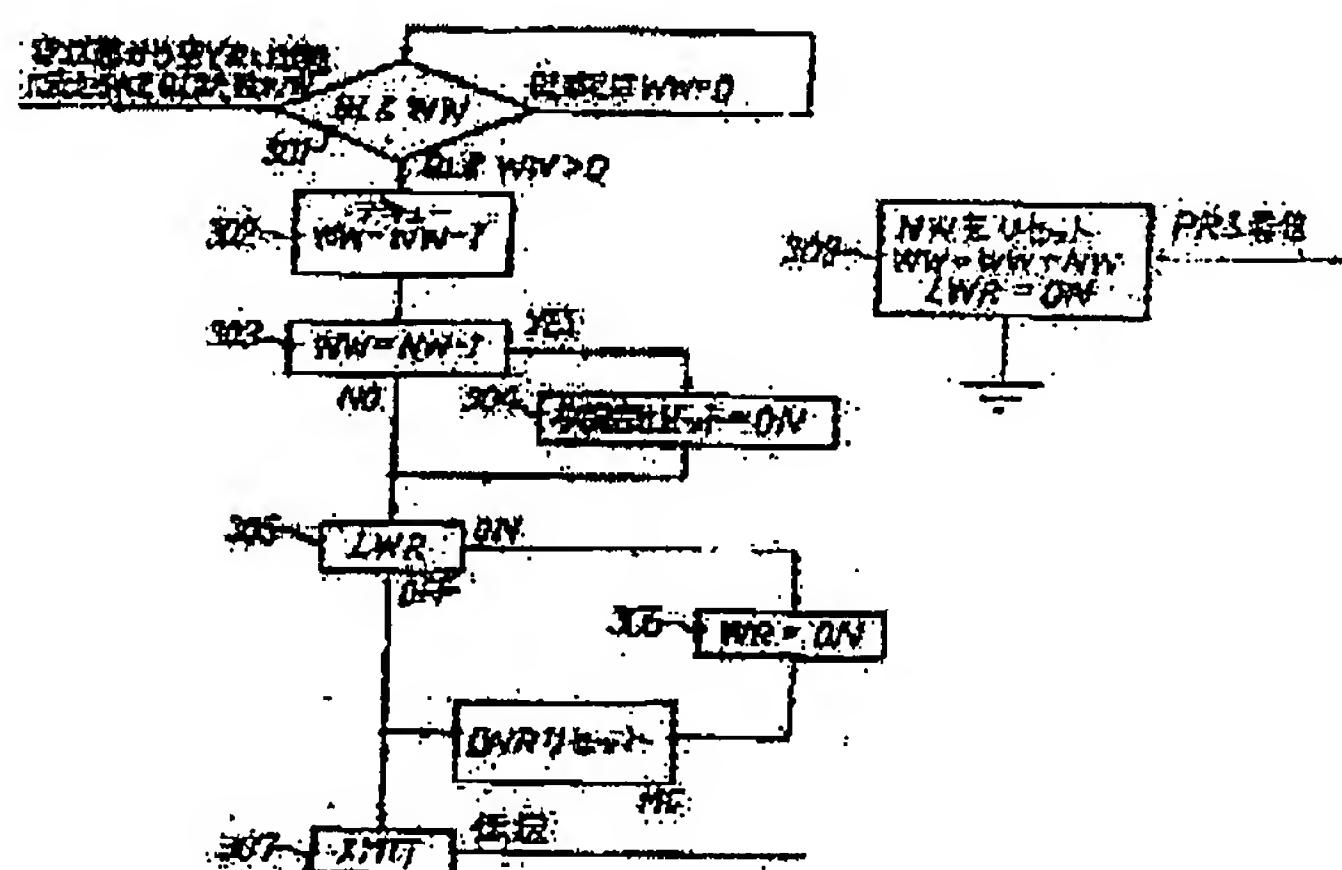
【図5】



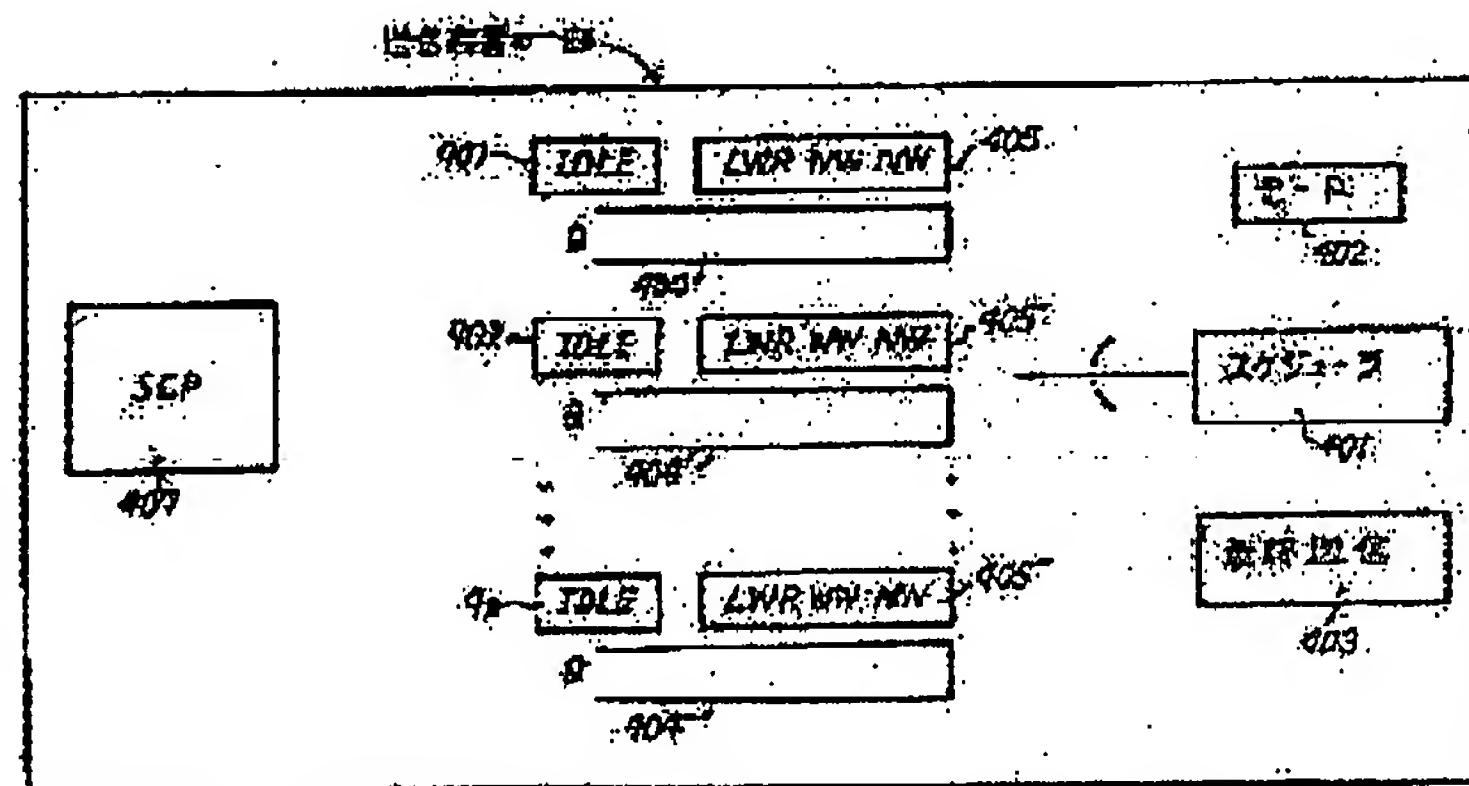
(13)

號碼 7-74780

[13]



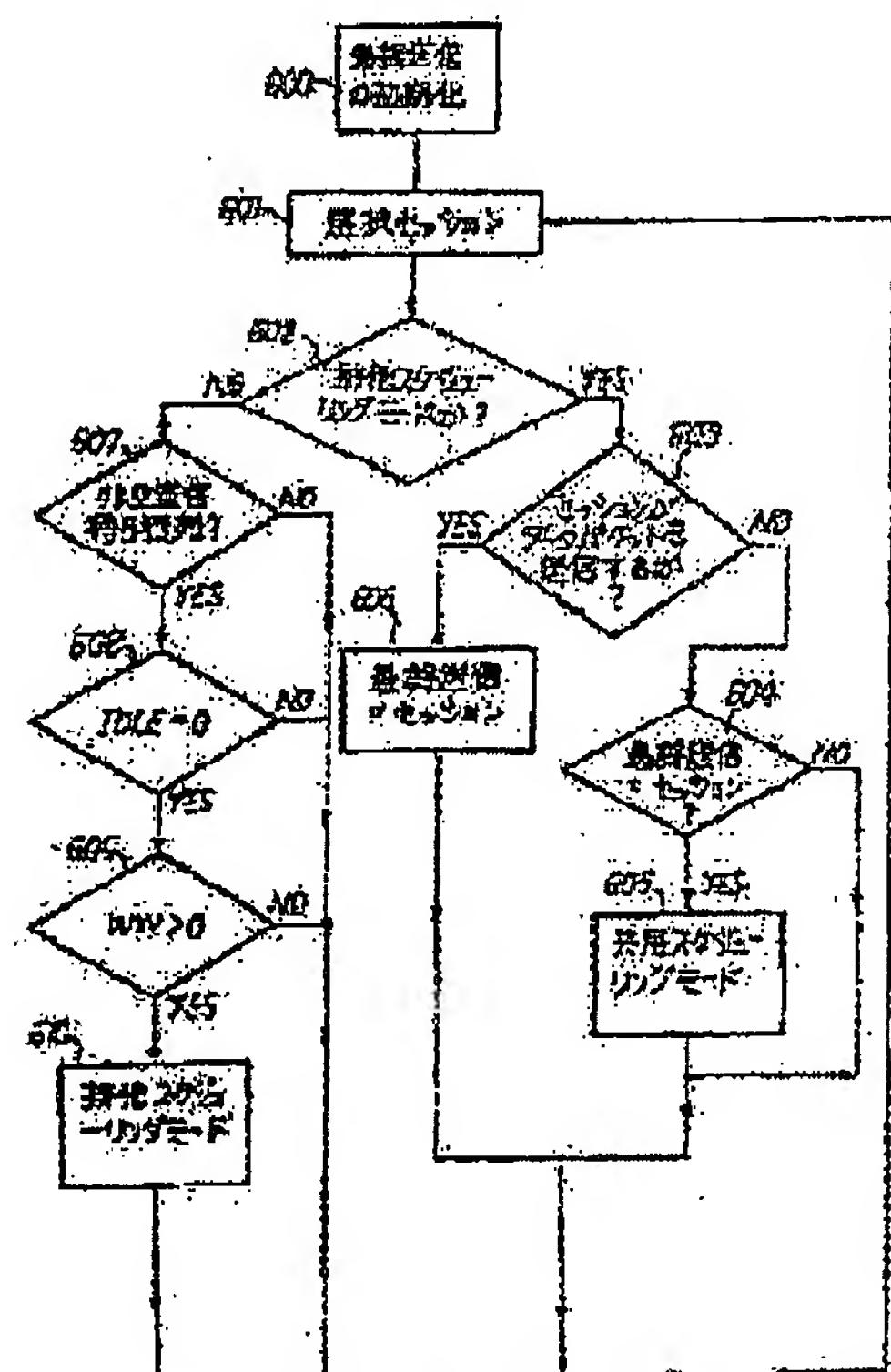
[14]



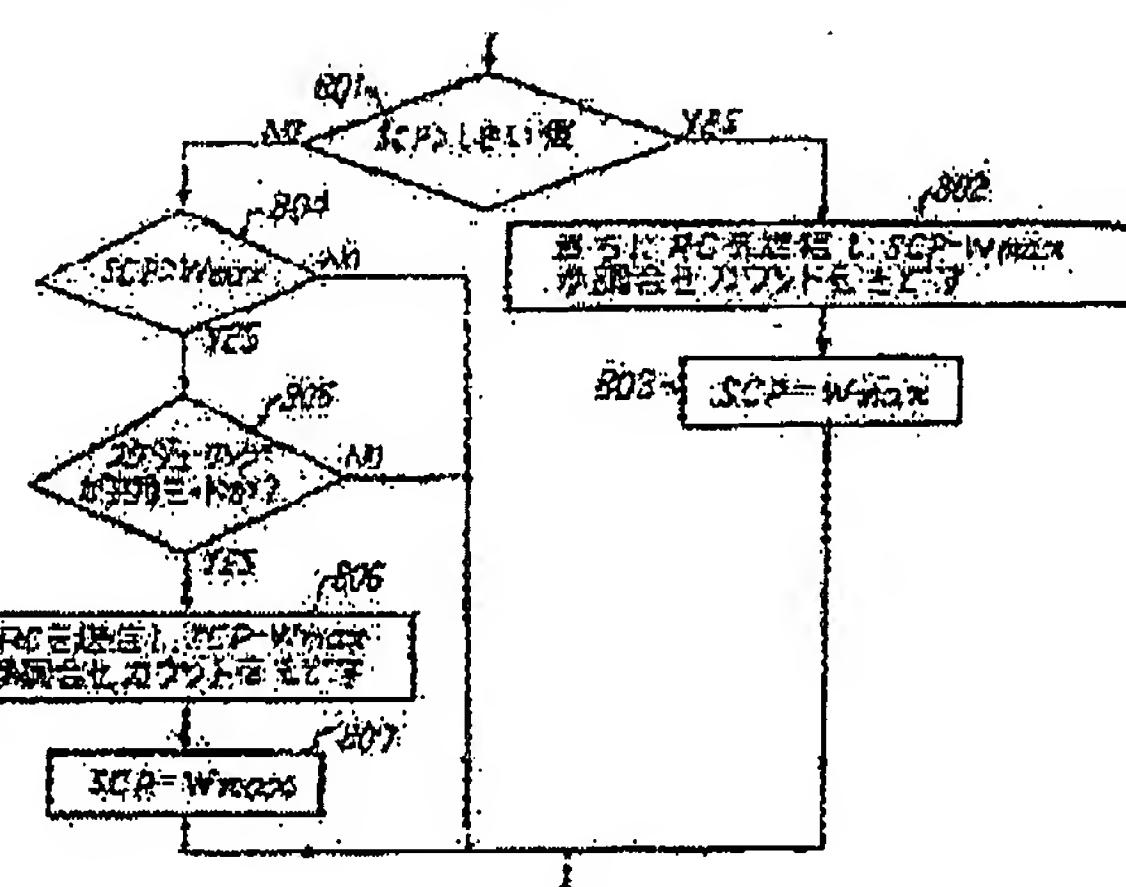
043

DECEMBER 7 - 7:47 8:00

卷之三



[५८]



フロントバーの歴史

(7)発明者 モン・ソジ、デュジ
アメリカ合衆国ニューヨーク州、カトナ
サミュエル、バーディー、レーン、ト

(71) 雌羽毒 バード、クマール、カダバ
アメリカ合衆国ニューヨーク州、ピータス
キル、オイブル、コート、11

(72) 雄羽毒 マーク、アダム、カブラン
アメリカ合衆国ニューヨーク州、バーティ
ース、ヤークス、ロード (島地なし)